

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 06-030046

(43)Date of publication of application : 04.02.1994

(51)Int.Cl.

H04L 12/58

H04L 12/48

(21)Application number : 05-120291

(71)Applicant : NEC CORP

(22)Date of filing : 24.05.1993

(72)Inventor : GOPARAKURISHIYUNAN RAMAMAASHII
BASUKAA SENGUPUTA

(30)Priority

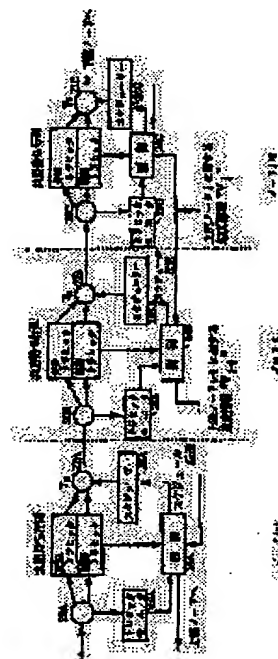
Priority number : 92 905287 Priority date : 26.06.1992 Priority country : US

(54) TRAFFIC CONTROL METHOD FOR HIGH-SPEED AND WIDE-RANGE NETWORK

(57)Abstract:

PURPOSE: To attain the satisfactory control of congestion at a prescribed node by controlling the control traffic value at an upstream node with use of the knowledge of the future state of the prescribed node and transmitting down the controlled traffic value toward the prescribed node.

CONSTITUTION: Each node is provided with a receiver 20A which receives the signal information from the upstream nodes and a transmitter 22A which transmits the signal information to the downstream nodes together with a cross traffic and a control traffic. The control traffic gives the information necessary for control to a controller 24A. The controller 24A also receives the information from a traffic monitor 28A. Then the controller 24A gives the control information to a scheduler 28A. The scheduler 28A schedules the control traffic value which is sent to the transmitter 22A from a queue and also sends the information necessary for control to the upstream nodes.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination] 24.05.1993

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number] 2616657

[Date of registration] 11.03.1997

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2000 Japanese Patent Office

(19)日本国特許庁 (J P)

(12) 特 許 公 報 (B 2)

(11)特許番号

第2616657号

(45)発行日 平成9年(1997)6月4日

(24)登録日 平成9年(1997)3月11日

(51)Int.Cl. ⁸	識別記号	庁内整理番号	F I	技術表示箇所
H 0 4 L 12/56		9466-5K	H 0 4 L 11/20	1 0 2 E
12/28		9466-5K		Z

請求項の数6 (全 13 頁)

(21)出願番号	特願平5-120291	(73)特許権者	000004237 日本電気株式会社 東京都港区芝五丁目7番1号
(22)出願日	平成5年(1993)5月24日	(72)発明者	ゴバラクリシュナン ラママーシー アメリカ合衆国 08512 ニュージャージー州 クランベリー レミントンロード 2
(65)公開番号	特開平6-30046	(72)発明者	パスカー セングプタ アメリカ合衆国 08512 ニュージャージー州 クランベリー ハヴァーフォード ロード 33
(43)公開日	平成6年(1994)2月4日	(74)代理人	弁理士 京本 直樹 (外2名)
(31)優先権主張番号	07/905287	審査官	立川 功
(32)優先日	1992年6月26日	(56)参考文献	米国特許5276677 (U.S. A)
(33)優先権主張国	米国 (U.S.)		

(54)【発明の名称】 高速広範囲ネットワークのトラヒック制御方法

1

(57)【特許請求の範囲】

【請求項1】トラヒックの上流ソースとトラヒックの下流宛先の間に複数のノードを含む送信経路における輻輳を低減するトラヒック制御方法であって、所定ノードにおいて、

最近測定した交差トラヒックに基づいて、次の3つの時間フレームの各々にわたってそれが受信するであろう交差トラヒックの量を予測するステップと、

それが直接に接続される各上流ノードから受信されている測定した制御対象となる制御トラヒックに基づいて、
次の2つの時間フレームにわたってそれにとって利用可能になるであろう制御トラヒックの量を推定するステップと、

(1) 次の3つの時間フレームにわたって受信するであろう交差トラヒックの前記前回予測量と、(2) 次の2

2

つの時間フレームにわたって前記上流ノードからそれにとって利用可能になるであろう制御トラヒックの前記前回推定量と、(3) それに直接に接続した下流ノードが受容できる制御トラヒックの推定容量と、(4) その待ち行列の現在の状態とに基づいて、次の3つの時間フレームにわたってその待ち行列を所望レベルに保つであろうトラヒックの量を予測するステップと、
前記最後に述べたステップの予測に基づいて、次の時間フレームにおいて前記上流ノードからそれが受容すべきトラヒックの総量を推定するステップと、
前記上流ノードの各々における制御トラヒックバックログおよび各々の利用可能リンク容量に基づいて、前記上流ノードの各々からそれが受容しようとする制御トラヒックの速度をスケジュールするステップと、
このスケジュールした速度に関する情報を前記上流ノード

ドの各々に送出するステップと、
それに直接接続した下流ノードの各々から、前記下流ノードの各々にそれが送信できる制御トラヒックのスケジュールした速度に関する情報を受信するステップと、
前記下流ノードの各々から受信した情報に従って、前記下流ノードの各々にその交差トラヒックと制御トラヒックを伝送するステップと、
から成ることを特徴とするトラヒック制御方法。

【請求項 2】所定ノードが次の 3 つの時間フレームにわたって受信するであろう交差トラヒックの量についての予測は、幾つかの時間フレームのウィンドウにわたる交差トラヒックの平均値を利用することを特徴とする請求項 1 記載のトラヒック制御方法。

【請求項 3】トラヒックは信号パケットの形状であり、そして交差トラヒックは本来、音声と映像トラヒックであり、制御トラヒックは本来、データトラヒックであることを特徴とする請求項 2 記載のトラヒック制御方法。

【請求項 4】時間フレームは、送信経路の隣接するノード間をトラヒックが移動するのに要する平均時間に近似することを特徴とする請求項 3 記載のトラヒック制御方法。

【請求項 5】伝送システムにおいて、複数のノードを有する送信経路に沿って交差トラヒックと制御対象となる制御トラヒックを含むトラヒックの伝送を制御する方法において、

トラヒックは経路に加えられたり、取り去られたりしており、前記ノードはノード間をトラヒックが移動する平均遅延時間によって分類されており、前記遅延時間を 1 フレームとし、

各ノードにおいて、

ノードが 2 フレーム時間後に保持しているであろう総トラヒックの量を予測し、かつ 2 フレーム時間後に当該ノードがその隣接上流ノードから受容することができるトラヒックの量を推定するステップと、

これらの推定値をその隣接上流ノードに送信して、それらが受信される時間に各々がトラヒックを送信する速度を制御するステップと、を含むことを特徴とするトラヒック伝送制御方法。

【請求項 6】ノード間でトラヒックを伝送するための経路を与えるよう相互接続された複数のタンデムノードを含むパケット交換伝送ネットワークにおいて、

トラヒックは経路に加えられたり、取り去られたりしており、前記ノードはノード間をトラヒックが移動する平均遅延時間によって分類されており、前記遅延時間を 1 フレームとし、

各ノードは、ノードが 2 フレーム時間後に保持しているであろうトラヒックの量を予測し、かつ 2 フレーム時間後に当該ノードがその隣接上流ノードから受容することができるトラヒックの量を推定する手段と、

これらの推定値をその隣接上流ノードに送信する手段

と、

その隣接上流ノードから各々がそれから受容するであろうトラヒックの量の推定値を受信する手段と、

そのような推定値に従ってその隣接下流ノードの各々にそれが送信するトラヒックの量をスケジュールする手段と、

を備えていることを特徴とするパケット交換伝送ネットワーク。

【発明の詳細な説明】

【 0 0 0 1 】

【産業上の利用分野】この発明はパケット交換網に関し、そしてより詳細には、輻輳制御に対する備えのあるようなネットワークに関する。輻輳制御には、ネットワークにトラヒックが入る速度を、ネットワークがトラヒックをその予定した宛先に過度に遅延することなく伝えることができるような速度に制限することが含まれる。

【 0 0 0 2 】

【従来の技術および解決すべき課題】高速パケット交換および光ファイバ技術における進歩によって、パケット交換環境における数百 M ビット/秒から数 G ビット/秒までの交換および伝送性能の可能性が開かれた。しかし、大量の高速バッファを与える処理パワーと性能は、伝送速度における進歩と歩調を合わせることができなかった。その結果、そのようなネットワークにおけるパケットあるいはセルの損失の有力な原因は、バッファあふれによるであろう。低速ネットワークにおいては、流れおよび輻輳制御は反応メカニズムに基づいていた。これらには論理リンク制御、およびウィンドウあるいはクレジットに基づいた端末流れ制御が含まれる。ネットワークが輻輳を経験する場合、そのような反応あるいはフィードバック制御は、基本的には、臨機応変に、上流ノードあるいはソースの流れを抑える。低速ネットワークにおける待ち合わせ遅延は伝搬遅延よりずっと大きいので、そのような制御は有効である。その結果、システムの状態が有意に変化する前に、ソースは過負荷に反応することができた。対照的に、伝搬遅延が優位を占める高速ネットワークにおいては、反応フィードバック制御は低速すぎて、無効になる傾向がある。輻輳が始まるあるいは解消する速度は、リンクの速度に比例する。個々のノードの状態は急速に変化することができるので、情報を伝搬する時間がノード時定数より長い場合、フィードバック情報は遅れて役に立たないであろう。

【 0 0 0 3 】低速ネットワークにおける共通フローあるいは輻輳制御計画は、ウィンドウに基づいた端末フロー制御を利用することであった。例えば、各接続あるいは仮想回路 (VC) に対して、確認されてないパケットの最大数は、W パケットのウィンドウに限定される。多すぎる VC が同時にアクティブになることによる非常に低いパケット損失を保証するために、VC の通路上のすべてのノードにおいてあらゆる VC に対するバッファのウ

ィンドウの価値を割り当てなければならない。高速広範囲ネットワークにおいて、VCの数は非常に大きくなることができし、そして高処理能力を得るために必要なウィンドウもまた、大帯域遅延積のために大きく、そしてこれはネットワークにおけるバッファの非現実的な数に言い換えることができる。さらに、多すぎるVCが同時にアクティブになる場合、各々が大きいウィンドウを持つ多数のVCの組み合わせは、はげしい輻輳に至ることがあり得る。その代わりとして、適応端末制御の利用があり、この場合、ウィンドウサイズは、VC通路のノードの状態に基づいて変更される。しかし、そのような計画の有効性は帯域遅延積が増加するにつれて減少する。

【0004】初めに輻輳を発生させて、次にそれに反応する反応制御とは異なり、輻輳回避戦略は先ず、保守的な許容方針によって、輻輳を避けようとする。そのような許容制御の結果、待ち合わせ遅延のオーダ（高速で低い）での許容遅延を生じ、そしてこの制御は、低いセル損失が保証され得るならば、多くの応用例では容易に認められることができる。他方において、セル損失は再送へと導かれ、そしてその結果の遅延は伝搬遅延のオーダであることができる。そのような輻輳回避戦略は普通、セルがネットワーク内に入ることが許される速度を制御することに依存する。多くの静的速度制御計画において、（制御されているトラヒックのクラスに対する）平均利用可能帯域幅の推定が行われる。例えば、音声および映像のような、高優先度サービスによる平均帯域幅使用は、

【0005】

【外1】

$$\bar{\lambda}_x$$

【0006】であり（これは呼出し許容制御から既知である）、そして、リンク帯域幅が λ_L である場合には、平均利用可能過剰容量は、

【0007】

【数1】

$$\bar{\lambda}_c = \lambda_L - \bar{\lambda}_x$$

【0008】である。静的速度制御によって、速度制御低優先度クラスの組み合わせ到着速度が、確実にある値

【0009】

【外2】

$$\gamma \bar{\lambda}_c \quad (0 < \gamma < 1)$$

【0010】に限定されるようにする。このアプローチに関する問題は、短期的には、過剰容量は一時的にゼロに減少することができて、輻輳したノードにおいて利用可能なバッファの量よりずっと大きいレベルのままで、しばらく留まっていることである。特に、係数 γ が大きい

い場合、これによって大きいセル損失に至るであろう。セル損失速度を低くするために、 γ は1よりずっと小さくなければならない、リンクを十分に利用していない。輻輳を検出し、よってソースを調整しようとする種々の端末計画が提案されてきた。しかし、周回伝搬遅延が、待ち合わせ時定数に比して小さい場合にのみ、端末適応計画は有効であることができる。適応端末速度制御計画は、せいぜい、最適静的速度制御計画と同様にしか実行できないことが示される。静的速度制御計画の欠点は、低いセル損失が要求される場合、この計画によって利用率が低くなることである。利用率を増そうとするとセル損失を増やす結果になる。しかし、端末制御計画は、MANおよびLANのような小さい周回遅延はあるが、高速ネットワークにおいて有効であり得る。

【0011】フィードバック流れ制御は静的あるいは適応と分類されることができて、それらは端末ウィンドウメカニズムに基づくか、あるいは速度ベースにすることができる。静的ウィンドウメカニズムにおいて、ネットワークの非確認メッセージの数はウィンドウサイズによって限定される。適応ウィンドウ制御計画において、輻輳ノードは輻輳信号をそのソースに送信し、続いてソースはそのウィンドウサイズを変更することによって応答する。ある周知のシステムでは、最適端末ウィンドウはパケットの周回応答時間によって測定され、そしてウィンドウは動的に調整される。別の周知のシステムでは、アクセスノードでのフィードフォワード速度制御が、端末ウィンドウ制御の下に行われ、それによって開ループ速度制御を安定させる。輻輳が生じると、端末ウィンドウ制御は輻輳ノードによって低減され、続いてソースを抑制する。ソースはその速度を低減することによって応答する。別のシステムでは、各ノードにおける仮想回路によるラウンドロビン法に関連するパケットペア打診技術を利用して、ネットワークにおける輻輳のレベルを決定し、そして適切な制御アルゴリズムを利用してソース速度を制御する。

【0012】別の技法では、有意な伝搬遅延を有する高速ネットワークにおける閾値に基づくフィードバック制御政策の性能が調べられた。高速広範囲ネットワークに関する主要難点は、長い周回遅延であり、それによって端末制御を無効にしている。VC通路におけるノードの状態についての知識が、大きい周回伝搬遅延のために利用され得ない。状態情報の適時性は伝搬遅延および、待ち行列の状態が変化する速度によって決定されるので、近視眼的制御は一層意味深い。例えば、大きい遅延によって離されていない隣接するノード間のフィードバック制御は、エッジノード間のフィードバックより効果的であろう。

【0013】

【課題を解決するための手段】上記の考えから見ると、本発明は、少なくとも1周回遅延だけ先行する所定ノ-

ドの状態を予測する政策に基づく一步一步(hop-by-hop)流れ制御を利用する。特に、予測モデルは、1周回遅延だけ先の交差トラヒックを予測するのに利用される。予測モデルのパラメータは、実時間での測定および移動平均値によって得られる。予測された交差トラヒック、所定ノードの下流のノードが所定ノードから供給され得る制御トラヒックの量、および所定ノードの現在の状態を利用して、1周回遅延先行した所定ノードの状態が予測される。所定ノードの将来の状態についての知識を利用して、所定ノードの上流のノードにおける制御トラヒックの量を調整し、それは所定ノードに向かって下方に送信される。その結果、所定ノードは一般に、それが安全に受信できるだけのトラヒックを受信するので、そのようなノードでの輻輳は良好に制御される。

【0014】本明細書で使用する用語について、「制御トラヒック」は、かなりの遅延を許容することができ、従って容易に制御される、データのようなトラヒックであり、有意な遅延を許容することができず、従って伝送中に優先度が必要で、かつ容易に制御されない、「交差トラヒック」として周知の、音声および映像のような実時間トラヒックと対照されている。

【0015】

【実施例】次に、図1では、音声、映像およびデータ信号を表すパケット形式での信号情報あるいはトラヒックの送信機10と、信号情報の受信機12を相互接続する伝送ネットワークを示し、この送信機と受信機は、各チャネルにおいてトラヒックがチャネルから切離されるかまたはそれに加えられることができるそのチャネルに沿って間隔を置いた複数の中間タンデムノード14A、14B、14Cを含む適切な広帯域伝送チャネルによって相互接続されている。ノード14Aおよび14Cはそれぞれ、ノード14Bの上流および下流として説明される。代表的には、ネットワークには多数のノードが存在するであろう。

【0016】送信機および受信機に対応するこれらを含む各ノードにおいて、制御データトラヒックは、アクセスのために映像と音声の交差トラヒックと競合しなければならないので、各ノードにはバッファ15が備えられ、そこにおいてパケット形式での入力トラヒックは、その割り当てられた宛先へそれに沿って伝送されるための伝送チャネルへの伝達を待ちながら、一時的に待ち行列をなして格納されることができる、と考えられる。

【0017】発明の良好な形式に従うと、各ノードにおける交差トラヒックは、そのパラメータが実時間で推定されている一次自己回帰関数でモデルにされておりそしてこの交差トラヒックモデルを利用して、各ノードにおける交差および制御トラヒックの待ち行列の展開を予測する。

【0018】基本的には、システムに対してセットされ

た各時間のフレームの開始時に、ネットワークの各ノードは、そのバッファの内容およびそれが前のフレーム中に受信した交差トラヒックの量によって与えられたそれ自体の状態に注目する。各フレームの間、それはまた、その下流の近傍からも情報を受信する。例えば、ノード14Bは、ノード14Cがそれ自体のものについて生じると期待するトラヒックの量とタイプに照らし合わせて、ノード14Bが次のフレームの間に、安全に送信できる制御トラヒックの最大量について、ノード14Cから情報を受信するであろう。次いで、ノード14Bは、それが受信し、そして時を得てノード14Cに送信することを期待する交差トラヒックの量に照らし合わせて、次の3フレームにおいてそのバッファの内容になるであろうものについて予測をする。上記の情報に基づいて、ノード14Bはその上流の近傍、ノード14Aに、ノード14Aがノード14Bに送信することができる制御トラヒックの最大量を知らせる。ノード14Aが送信を許可されるトラヒック量についての決定は、高スループットを得ることとノード14Bでのバッファあふれを回避することとの間のトレードオフに基づいている。ノード14Aによって送信されるトラヒックの量が不必要に低い場合、ノード14Bでのバッファあふれの確率は低くなるであろうけれども、スループットが不必要に低くなることもあり得る。あるいはまた、最大スループットを保証するために、ノード14Aがそのトラヒックのすべてをノード14Bに送信する場合には、ノード14Bにおけるバッファあふれの確率が、耐えられないほど増加することもあり得るだろう。

【0019】隣接するノードの間で交換された情報と、トラヒックパターンの変化を即座に調整する要素を利用していることが、説明したシステムの特徴である。さらに、それは受信機始動されており、それが受容できるトラヒックの量に関する受信ノードの予測によって、どれ位のトラヒックが送信されるかを制御する。これによって、複数の上流ノードに接続した単一の下流ノードに、各上流ノードから受信しようとしているトラヒックの量を割り当てやすくして、それが確かに、そのバッファ容量その容量をあふれさせる恐れなしに、完全に利用するようにさせる。

【0020】次にモデルについてより正式に説明する。

【0021】K+2ノードのタンデム接続において、ノード0はソースノードであり、1からKは中間ノードであり、そしてノードK+1は制御トラヒックの宛先である、とする。そのようなネットワークを、Kノードネットワークと称する。ノード0は無限の制御トラヒックバックログを持つと考える。中間ノード1~Kには交差トラヒックもあり、それは制御トラヒックに勝るサービスの優先度を持つ。各ノードにおけるバッファの数は有限であり、そして両方のトラヒックタイプによって共用される。時間はフレームに分割される。n番目のフレーム

は時間 t に開始し、 $n=1, 2, \dots$ である。いずれの2つの隣接するノード間の伝搬遅延を T_r とする。各中間ノードは、連続する長さ T_r のあふれのない間隔に到着する交差トラヒックセルの数を測定していると考え。これらの間隔を測定間隔と称する。以下に続く説明のために、 $T_r = T_r = t_{n+1} - t$ とする。後にこの仮定は緩められるであろう。

【0022】以下の量を規定しておく。

【0023】 $X^j(n)$ フレーム n 中にノード j によって受信された交差トラヒックの量

$D^j(n)$ フレーム n 中にノード j によって送信された交差トラヒックの量

$V^j(n)$ フレーム n 中にノード j がノード $j+1$ に送信できる制御トラヒックの最大量

$I^j(n)$ フレーム n 中にノード j によってノード $j+1$ に送信された制御トラヒックの実際量

$U^j(n)$ 時間 t においてノード j で待機する交差トラヒックの量

$$I^0(n) = V^0(n)$$

$$V^{K+1}(n) = \infty$$

【0025】ここでは (1) はソースノード (ノード 0) が無限の制御トラヒックのバックログを持っていることを意味し、そして (2) は宛先が制御トラヒックを全部吸収することを意味する。方程式を書き留める前

$$U^j(n+1) = U^j(n) + X^j(n) - D^j(n) \quad (3)$$

$$W^j(n+1) = W^j(n) + I^{j-1}(n-1) - I^j(n) \quad (4)$$

【0027】(3) において、フレーム n にはバッファあふれはなかったという追加想定の下に、

【0028】

【外3】

$$U^j(n+1)$$

【0029】は時間 t_{n+1} においてノード j で待機する交差トラヒックの量に関する。(4) においては、フレーム n にはバッファあふれはなかったという追加想定の下に、

【0030】

【外4】

$$W^j(n+1)$$

$$\left. \begin{array}{l} U^j(n+1) = \bar{U}^j(n+1) \\ W^j(n+1) = \bar{W}^j(n+1) \end{array} \right\} \quad U^j(n+1) + \bar{W}^j(n+1) \leq B_{\max}$$

であれば

(5)

【0035】次に、バッファあふれが生じる、すなわち、

【0036】

$W^j(n)$ 時間 t においてノード j で待機する制御トラヒックの量

$B^j(n)$ 時間 t 、 $(U^j(n) + W^j(n))$ においてノード j で待機する総トラヒック

$C^j \dots$ ノード j が1フレームで送信できるトラヒックの最大量。これはまた、リンク容量である

B_{\dots} 各ノードにおけるバッファ容量

時間 t_{n+1} において、ノード j はノード $j+1$ から決定

$V^j(n-1)$ を受信する。これは、ノード j がフレーム

10 $n-1$ においてノード $j+1$ に送信を許可される制御

トラヒックの最大量である。時間 t_{n+1} において、ノード

j はまた、それがフレーム $n-2$ において受信した交

差トラヒック、すなわち $X^j(n-2)$ を知っている。

上記の量はすべて既知であると考えて、次にシステムの

動特性について述べる。 $n=1, 2, 3, \dots$ に対して、

次のように想定する。

【0024】

【数2】

(1)

(2)

に、2つの追加条項を定めて置く。

【0026】

【数3】

【0031】は時間 t_{n+1} においてノード j で待機する制御トラヒックの量に関する。明らかに、フレーム n にはバッファあふれはなかったという想定は、

【0032】

【数4】

$$U^j(n+1) + \bar{W}^j(n+1) \leq B_{\max}$$

【0033】であれば正しい。このことから、下記を得る。

【0034】

【数5】

【数6】

$$U^j(n+1) + \bar{W}^j(n+1) > B_{\max}$$

【0037】である場合を説明する。交差トラヒックならびに制御トラヒックは同じ緩衝域に対して競うので、それらの損失は、フレーム n の間、それらから受信したトラヒックの量に比例すると想定することには納得でき

$$p = \frac{X^j(n)}{X^j(n) + I^{j-1}(n-1)} \quad (6)$$

【0039】そして制御トラヒックによる部分は $1-p$ である。これらの記述から下記を得る。

$$\begin{aligned} U^j(n+1) + W^j(n+1) &> B_{\max} \text{ であれば,} \\ U^j(n+1) &= U^j(n+1) - p [U^j(n+1) + W^j(n+1)] - B_{\max}, \\ W^j(n+1) &= W^j(n+1) - (1-p) [U^j(n+1) + W^j(n+1) - B_{\max}] \end{aligned} \quad (7)$$

【0041】交差トラヒックは制御トラヒックに勝るサービスの優先度を持つので、フレーム n の間、ノード j によって供給される交差トラヒックの量は、

$$D^j(n) = \min \{C_{\max}^j U^j(n) + X^j(n)\} \quad (8)$$

【0043】同様に、フレーム n の間、ノード j によって送信される制御トラヒックの量は、

$$I^j(n) = \min \{C_{\max}^j - D^j(n) W^j(n) + I^{j-1}(n-1) V^j(n)\} \quad (9)$$

【0045】中括弧内の第1項は、高優先度(交差)トラヒックの供給後、フレーム n の間利用可能な容量である。第2の制御トラヒックによるバッファ内容全体であり、そして第3は、ノード j がフレーム n の間送信を許可される制御トラヒックの最大量である。

【0046】上記式(1)～(9)において、対象とする量がどのように相互に関連しているかを示した。すなわち、すべての量が既知であれば、それらは式(1)～(9)を満たすであろう。しかし実際問題において、すべての量が既知というわけではない。実際には、5つの項目について検討する必要がある。

1. $n=1, 2, \dots$ および $j=1, \dots, K+1$ に対する適切な $X^j(n)$ のモデルは何か。これは交差トラヒックのモデルである。

2. 項目1のモデルに対してパラメータはいかに推定されるか。これは推定問題である。

$$X^j(n) = \alpha_j X^j(n-1) + Y^j(n-1) \quad (10)$$

【0049】但し、 $Y^j(n-1)$ は一連の非負のおよび独立確率変数である。ここでは α_j は $lag 1$ における相関係数である。このプロセスに対して、 $lag k$ における相関係数は $(\alpha_j)^k$ で与えられる。以後、「交差トラヒックに対する一次自己回帰プロセスモデル」という用語は前述のプロセスを定義するのに用いられる。

【0050】推定問題

る。従って、交差トラヒックによるあふれの総量の部分 p は、

【0038】
【数7】

【0042】
【数9】

【0044】
【数10】

3. 決定変数 $V^j(n)$ を定める良好な方法とは何か。これは制御問題である。

4. 現在から3フレームのバッファ内容を予測する妥当な方法とは何か。これは予測問題である。

30 5. $T_s \neq T_r$ である場合、変更しようとするメカニズムはどのようなものであるか。これらの論点の各々を順に処理してゆく。

【0047】交差トラヒックモデル

交差トラヒックは遅延感知トラヒックをモデルしようとしており、そしてこの理由で、それは高い優先度を持つ。映像のような遅延感知トラヒックが相関していることは周知である。これを捕捉するために、交差トラヒックをモデルする一次自己回帰プロセスを提案する。従って、

40 【0048】
【数11】

(10)のモデルは予測プロセス(次章に続く)において利用されるので、モデルのパラメータは推定的には未知である。推定問題は、基本的には、 J フレームの移動ウィンドウを利用する。時間 t において、下記により $X^j(n)$ の平均を推定する。

【0051】

50 【数12】

$$\hat{\mu}_j(n) = \frac{1}{J} \sum_{i=n-J}^{n-1} X^j(i) \quad (11)$$

【0052】下記により $X^j(n)$ の分散を推定する。 【数13】

【0053】

$$\hat{\sigma}^2_j(n) = \frac{1}{J} \sum_{i=n-J}^{n-1} \{X^j(i)\}^2 - \{\hat{\mu}_j(n)\}^2$$

【0054】最後に、下記により lag 1 における推定相関係数が与えられる。 【0055】

10 【数14】

$$\hat{\rho}_j(n) = \frac{1}{J} \sum_{i=n-J}^{n-1} X^j(i) X^j(i-1) - \{\hat{\mu}_j(n)\}^2 \{\hat{\sigma}^2_j(n)\}^{-1} \quad (12)$$

【0056】(10)を期待することによって、下記のように $Y^j(n-1)$ の平均の推定値を見つけることができる。 【0057】

【数15】

$$\hat{Y}^j(n-1) = \hat{\mu}_j(n) (1 - \hat{\rho}_j(n)) \quad (13)$$

【0058】以後、前述の推定プロセスによって到達した交差トラヒックに対する一次自動回帰プロセスモデルにおいて利用されるパラメータは、推定パラメータとして説明する。

【0059】制御問題

時間 t_{n-1} において、ノード j は $X^j(n-2)$, $I^{j-1}(n-3)$, $D^j(n-2)$, $I^j(n-2)$, $V^j(n-1)$, $U^j(n-1)$ および $W^j(n-1)$ の値をわかっている。この時、ノード j は $V^{j-1}(n)$ を見つける必要がある。これは、ノード $j-1$ が、フレー

$$\hat{B}^j(n+2) \geq P B_{\max}$$

【0061】を満足させる $V^{j-1}(n) \geq 0$ の最小値を見つけることである。明らかに、この考えは、現在から3フレームのバッファ占有の予測値を、利用可能なバッファ全体のある部分にできるだけ近い値に目標を設定することである。パラメータ P は制御メカニズムを同調する。 P が非常に大きくなるように選定される場合、大きいバッファあふれが期待されるし、そして余りに小さくなるように選定される場合、スループットは小さくなるであろう。

【0062】予測問題

予測問題の背後にある考えは、上述のシステム動特性を利用することである。システム動特性を利用する際に、次の3つの想定をする必要がある。

I. 時間 t_{n-1} において、上記の量のすべてが既知であるというわけではない。これを回避するために未知量を上述の推定値で置換する。

II. いずれのフレームにおいてもノード $j-1$ によって送信される制御トラヒックの実際量 ($I^{j-1}(\cdot)$) は、そのフレームにとって許容される最大量 ($V^{j-1}(\cdot)$) に正確に等しい。

△ n において、ノード j に送信できる制御トラヒックの最大量である。これは決定変数であり、そして時間 $n+2$ において、ノード j でのバッファ占有総計 ($U^j(n+2) + W^j(n+2)$) を予測することが基準であるようなPルールを提供する。この量は決定変数 $V^{j-1}(n)$ の関数である。Pルールは、 $0 < P < 1$ に対する

【0060】

【数16】

III. バッファ内容は0以下になることができず、そして B_{\max} を超過することができないので、システム動特性は幾らかの非線形動作を含む。従って、分布についての完全な知識を持っていないで、非線形関数を期待することは難しい。この困難を避けるために、予測問題における非線形効果は無視される。

【0063】上記の第III項には2つの意味合いがある。

1. 予測問題は、種々の量の分布を追跡し続ける必要がないので、実現しやすくなる。

2. 線形の想定によって計算にバイアスを導入する。

【0064】しかし、バッファあふれおよび空バッファの両方とも、良好に設計されたシステムにとって起こりそうもない事象であるので、バイアスは非常に小さくなりそうである。この問題での基本的目標は低損失と高処理高を達成することである。ソースノードにおける無限バックログを想定することは、合理的な制御計画によって確実に空バッファを避けるべきであるという意味を持つ。従って、予測問題におけるバイアスは実際にかなり

50 小さい。

【0065】次に、計算の3サイクルを説明する。曲ア
クセント

【0066】

【外5】

(A)

【0067】は以下でずっと使用され、対応する予測あ

$$\hat{X}^j(n-1) = \hat{\alpha}_j(n-1) X^j(n-2) \hat{Y}^j(n-2) \quad (10-13) \text{ から}$$

$$\hat{D}^j(n-1) = \min \{ C_{\max}^j, U^j(n-1) + \hat{X}^j(n-1) \} \quad (8) \text{ から}$$

$$\hat{U}^j(n) = U^j(n-1) + \hat{X}^j(n-1) - \hat{D}^j(n-1) \quad (3) \text{ から}$$

$$\hat{I}^{j-1}(n-2) = V^{j-1}(n-2) \quad \text{想定 II} \quad (14)$$

$$\hat{I}^j(n-1) = \min \{ C_{\max}^j - \hat{D}^j(n-1), W^j(n-1) + \hat{I}^{j-1}(n+2), \\ V^j(n-1) \} \quad (9) \text{ から}$$

$$\hat{W}^j(n) = W^j(n-1) + \hat{I}^{j-1}(n-2) - \hat{I}^j(n-1) \quad (4) \text{ から}$$

【0070】式(14)では、フレーム $n-2$ におい
て、ノード $j-1$ によってノード j に送信された制御ト
ラヒックの実際量 $I^{j-1}(n-2)$ が、最大許容値 V
 $I^{j-1}(n-2)$ に正確に等しい、と想定したことに注目
されたい。これは、時間 t_{n-1} における $I^{j-1}(n-2)$
に対する最も明白な予測である。

$$\hat{Y}^j(n-1) = \hat{Y}^j(n-2) \quad (15)$$

$$\hat{X}^j(n) = \hat{\alpha}_j(n-1) \hat{X}^j(n-1) + \hat{Y}^j(n-1) \quad (10) \text{ から}$$

$$\hat{D}^j(n) = \min \{ C_{\max}^j, \hat{U}^j(n) + \hat{X}^j(n) \} \quad (8) \text{ から}$$

$$\hat{U}^j(n+1) = \hat{U}^j(n) + \hat{X}^j(n) - \hat{D}^j(n) \quad (3) \text{ から}$$

$$\hat{I}^{j-1}(n-1) = V^{j-1}(n-1) \quad \text{想定 II}$$

$$\hat{V}^j(n) = V^j(n-1) \quad (16)$$

$$\hat{I}^j(n) = \min \{ C_{\max}^j - \hat{D}^j(n), \hat{W}^j(n) + \hat{I}^{j-1}(n-1), \\ \hat{V}^j(n) \} \quad (9) \text{ から}$$

$$\hat{W}^j(n+1) = \hat{W}^j(n) + \hat{I}^{j-1}(n-1) - \hat{I}^j(n) \quad (4) \text{ から}$$

【0073】式(15)では、 $Y^j(n-1)$ の推定値
が前の推定値に設定されていることに注目されたい。こ
れは、この推定値を更新するために利用可能な追加の情
報がないので、妥当である。同様に、式(16)では、
フレーム n においてノード j が $j+1$ に送信可能な制御
トラヒックの最大量 $V^j(n)$ の予測は、良好な予測を
するために利用可能な追加の情報がないので、単に前の

るいは推定値を意味する。

【0068】サイクル1時間 t_{n-1} において、ノード j
は時間 t_n における結果を予測するための次の計算を実
行する。

【0069】

【数17】

【0071】サイクル2

時間 t_{n-1} において、ノード j は時間 t_{n+1} における結
果を予測するために下記の計算を実行する。

【0072】

【数18】

既知値に設定されている。

【0074】サイクル3

時間 t_{n-1} において、ノード j は時間 t_{n+1} における結
果を予測するために下記の計算を実行する。

【0075】

【数19】

$$\hat{Y}^j(n) = \hat{Y}^j(n-1)$$

$$\hat{X}^j(n+1) = \hat{\alpha}_j(n) \hat{X}^j(n) + \hat{Y}^j(n) \quad (10) \text{ から}$$

$$\hat{D}^j(n+1) = \min(C_{\max}^j, \hat{U}^j(n+1) + \hat{X}^j(n+1)) \quad (8) \text{ から}$$

$$\hat{U}^j(n+2) = \hat{U}^j(n+1) + \hat{X}^j(n+1) - \hat{D}^j(n+1) \quad (3) \text{ から}$$

$$\hat{V}^j(n+1) = \hat{V}^j(n)$$

$$v^{j-1}(n) = PB_{\max} - \hat{U}^j(n+2) - \hat{W}^j(n+1) \\ + \min(C_{\max}^j - \hat{D}^j(n+1), \hat{V}^j(n+1))$$

$$V^{j-1}(n) = \begin{cases} 0 & \hat{U}^j(n+2) - PB_{\max} \geq 0 \text{ であれば} \\ v^{j-1}(n) & \text{そうでなければ} \end{cases}$$

(17)

【0076】サイクル3における計算は通常のパターン通りであるが、式(17)はそうではない。 $V^{j-1}(n)$ についてのこの選択によって上で特定されたPルールを実際に満足させることを証明できる。

【0077】測定間隔および更新間隔

上記モデルにおいて、測定間隔 $T_s = T_s$ 、1方向伝搬遅延を想定した。測定間隔は、交差トラヒック速度が変化する速度によって決定される。交差トラヒックモデルのための時間の1単位が測定間隔である。測定間隔は、間隔 T_s において交差トラヒック速度が有意に変化しないように選定される。

【0078】測定間隔 T_s が、伝搬遅延 T_p より小さい場合、例えば、 $T_s = m T_p$ ($m > 1$) を考えてみる。この場合、4つのうちの1方法で制御速度を決定することが

1. 制御速度情報 $V^j(n)$ は、毎 m 測定期間に1度だけ決定される。すなわち、制御信号は毎 $T_s = m T_p$ に1度、発生される。この場合、 T_s は更新期間とする。この場合、交差トラヒックの予測および待ち行列の展開は $(3m+1)$ サイクルにわたって行われることに注目されたい。各制御信号に対する計算オーバーヘッドは、 $0(3m)$ である。しかし、各更新期間に対する単一速度 $V^j(n)$ のみが確立される。

2. あるいはまた、毎更新期間に対して、 m 部分間隔の各々に対して1つの、 m 要素を持つ速度ベクトルを決定することができる。この制御ベクトルは毎 T_s に一度発生されるが、上流ノードは各部分間隔の開始時に、その速度を変更する。この方法に対する、各更新間隔の計算コストは $0(3m^2)$ である。

3. また、各測定の終わりに制御信号を送信することができる。この結果、毎 T_s に m の制御信号を生じるであろう。計算コストは $0(3m^2)$ であるが、通信コストは第1の方法の m 倍である。

4. 最後に、一層少ない測定、例えば毎 $T_s = m T_p$

、($m \geq 1$)に一度、によって、測定および計算オーバーヘッドを低減することができる。この方法は集約法と称される。

20 【0079】数値結果は第1の方法が十二分に適當であることを示している。この方法は低い計算および通信オーバーヘッドを持つ。方法2および3は有意な計算および通信コストであるが、それによって代表的に、性能が有意に改良されるわけではない。適切な測定間隔を選択することについてもまた、説明する。

【0080】問題にしているこのモデルでは、タンデムネットワークにおける単一の制御されたデータトラヒックの流れを想定している。制御トラヒックの複数の流れ、例えば、共通仮想パイプの容量を共用する複数の仮想通路のような、がある場合、各下流ノードは複数の流れを単一複合流れのように処理し、そして上流ノードに複合流に対する最大速度を伝える。そこで上流ノードは伝送容量を別々の流れに、先着順サービスで割振る、あるいは各流れによるそのノードでのセルのバックログに基づいて割振ることができる。複数の上流ノードがある場合、ノードを通して移動するデータトラヒックを搬送するVPの数について未知であれば、(すなわち、ノードは単一VPあるいは制御した流れしか無いと想定するので)、下流ノードは、制御トラヒックに対する速度 V を決定し、そしてすべての上流ノードが制御トラヒックに寄与していると知らせる。この場合、当該ノードにおける結合到着速度は MV 、但し M は上流ノードの総数、になるはずである。このために大きな損失、ならびにネットワークにおける振動を導くことになる。あるいはまた、下流ノードは M の上流ノードの各々に、その制御トラヒックの最大速度を、次の更新まで V/M に限定するように求めることができる。これによって過負荷を妨げるが、役に立たないことがわかるだろう。例えば、幾つかの上流ノードが制御トラヒックのバックログを持ち、他は持っていない場合、バックログのある上流ノードの

19

伝送容量はむだに浪費されることもあり得る（その制御トラヒック速度を V/M に限定することによって）。この問題を克服する方法は、ノードがそのバックログに関する情報を頻繁に交換することであり、それは発明の良好な実施態様の特性となっている。

【0081】ノード 1, ..., M をノード M+1 の直接上流ノードとする。ノード i ($i=1, 2, \dots, M$) は、ノード M+1 に、制御トラヒック W^i のバックログと、その直接上流ノードから制御トラヒックを受信してきた速度 I^i 、ならびにノード i とノード M+1 を接続する

リンク上の制御トラヒックにとって利用可能な伝送容量

$$P_i = \frac{\min \{C^i - D^i, W^i + I^i\}}{\sum_{j=1}^M \min \{C^j - D^j, W^j + I^j\}}$$

【0083】表記の便宜上、上記式において添え字 n を省いた。ここでは、制御トラヒック流に割り振られた伝送速度は、制御トラヒックにとって利用可能容量 ($C^i - D^i$) と制御トラヒックバックログ ($W^i + I^i$) の最小値であるはずであり、そしてそれは、ノード M+1 がそこに何の制限も置かない場合、ノード i がその制御トラヒックのバックログを伝送することができる最大速度である。そのような状態情報の 2 方向交換によって、特にローディングが非対称である場合に、制御の効率を有意に改善することができる。

【0084】図 2 は、上で説明した本発明の良好なモードに従って、輻輳に動機を与え、かつ制御するために、各ノードにおいて実行される制御プロセスの基本ステップを、数学的明細を付して説明する。

【0085】なお図 2 において、各ブロックにおける処理は、次のとおりである。

- 101 フレーム n 中の制御トラヒックを測定する
- 102 ウィンドウ "W" にわたって交差トラヒックを計算する
- 103 フレーム n+1 に対する交差トラヒックを予測する
- 104 フレーム n+2 に対する交差トラヒックを予測する
- 105 フレーム n+3 に対する交差トラヒックを予測する
- 106 上流ノードからの制御トラヒックを測定する
- 107 フレーム n+1 に対する制御トラヒックを推定する
- 108 フレーム n+2 に対する制御トラヒックを推定する
- 110 フレーム n+1 に対する DCCT を推定する
- 111 フレーム n+2 に対する DCCT を推定する
- 112 フレーム n+3 に対する DCCT を推定する
- 114 フレーム n に対する待ち行列充填を監視する
- 115 フレーム n+1 に対する待ち行列充填を予測する

20

($C^i - D^i$) について知らせる、但し、 C^i はノード i とノード M+1 を接続するリンクの伝送容量であり、そして D^i はこのリンク上の交差トラヒックによって浪費される容量である。ノード i において問題としている制御トラヒックは、ノード i からノード M+1 へとルートをとるであろう制御トラヒック成分であることに注目されたい。この情報に基づいて、ノード M+1 は速度 $P_i V$ をノード i に割り振る。但し、

【0082】

【数 20】

る

116 フレーム n+2 に対する待ち行列充填を予測する

117 フレーム (n+3) の予測交差トラヒックに基づいてフレーム n+3 に対する待ち行列充填を予測する

118 フレーム n+1 に対する "V" 上流制御トラヒックに対する速度を推定する

119 上流ノードにおける制御トラヒックバックログおよび利用可能容量

120 上流ノードからの各制御トラヒックに対する速度を推定する

121 上流ノードに速度情報を送信する

122 下流ノードに待ち行列バックログおよびチャネル容量情報を送信する

123 交差および制御トラヒックを予定する

次に、このプロセスは、現在ノードと称する特定ノード、隣接上流ノードと称する、現在ノードに直接供給する上流ノードの各々、および隣接下流ノードと称する、現在ノードによって直接供給される下流ノードの各々に関して説明される。隣接上流および下流ノードの数は広く変わることができて、それは 1 であることも、10 であることもできる。

【0086】まず、現在ノードならびに各々の他のノードにおける、各時間フレームにそのようなノードを通過する交差トラヒックの連続測定が、ステップ 101 と示されており、それは伝送路に沿った 2 つの連続ノード間の平均伝搬遅延に本質的に近似するように選択される。さらに、ステップ 101 で示されるように、各ノードにおいて、数時間フレームにわたるウィンドウ W を通じて、平均交差トラヒック負荷が連続的に計算される。これらのパラメータを利用して、一次自動回帰関数によって交差トラヒックを予測すると都合がよく、この交差トラヒックは時間フレーム (n+1) (n+2) における現在のノードで処理される必要があり、n は現在の時間フレームであり、ステップ 103, 104 および 10

5で示される。

【0087】ステップ106で示されるように、現在ノードにおいて、各隣接上流ノードから到着する制御トラヒックが連続的に測定されており、そしてこのことから、ステップ107および108で示されるように、フレーム(n)と(n+1)において利用できることを期待され得る制御トラヒック全体も推定される。

【0088】さらに、ステップ110で示されるように、隣接下流ノードの各々から、次の時間フレーム

(n)における、現在のノードからトラヒックを受信するためのその容量に関する情報が連続的に受信され、そしてステップ111および112で示されるように、時間フレーム(n+1)および(n+2)においてそのようなトラヒックを受信するためのその容量を推定する。

【0089】また、ステップ114で示されるように、現在ノードに関連するバッファにおける制御トラヒックの充填度が連続的に監視される。この充填によってノードの待ち行列を構成する。時間nにおける充填と、ステップ107および108によって与えられる推定と、ステップ103、104および105の予測に基づいて、フレーム(n+1)(n+2)および(n+3)の待ち行列充填が予測され、ステップ115、116および117で示され、それらは前位時間フレームにおける予測した交差および制御トラヒックと待ち行列とに基づいている。ステップ117は、フレーム(n+3)で期待される交差トラヒックおよび時間フレーム(n+2)に対して予測された待ち行列に基づいてのみ予測する。

【0090】ステップ118として、ステップ115、116および117によって与えられた種々の推定待ち行列充填に基づいて、時間フレーム(n+1)における上流隣接ノードから現在のノードに進むことを許容され得る制御トラヒックの速度が推定される。

【0091】さらに、ステップ119として、上流ノードから、上流隣接ノードの各々での制御トラヒックのバックログおよび、そのようなノードと現在のノード間における利用可能リンク容量が供給される。この情報および、ステップ118から利用できる下流隣接ノードに供給され得る制御トラヒック総量に基づいて、ステップ120として、各上流隣接ノードから供給され得る制御トラヒックの速度が推定され、そして段階121として、この情報は上流隣接ノードに送られ、そこで各々が適切に送信することができる。

【0092】また、ステップ122で示されるように、下流隣接ノードにその待ち行列バックログおよびそのような各ノードによって必要とされるチャネル容量情報が送られて、上流隣接ノードが現在のノードに送信することができたトラヒックを制御するのに役立ったやり方で、現在のノードが下流ノードに送信することができるであろうトラヒックを制御する。これは本質的に、その上流隣接ノードによって現在のノードに送信され、ステ

ップ110において利用される情報に対応する。現在のノードに関連するバッファにおける制御トラヒックと交差トラヒックの充填についてステップ114において与えられる情報および、制御トラヒックを受信するための下流ノードの容量に関する情報を利用して、交差および制御トラヒックを下流ノードに送信するようスケジュールする。

【0093】図3は、発明による輻輳制御をする伝送路における3つのタンデムノードを、略図で示す。

【0094】3つのノードはノードj-1(上流ノード)、ノードj(現在のノード)およびノードj+1(下流ノード)である。

【0095】各ノードには、上流隣接ノードからそのノードに入ってくる信号情報を受信する受信機20A、20B、および20Cと、その下流隣接ノードに信号情報を送信する送信機22A、22Bおよび22Cが含まれる。簡潔にするために、単一連続通路のみを示すが、各受信機には複数の入力があり、そして各送信機には複数の出力が通常、含まれている。さらに、各入力において、トラヒックは交差トラヒックと制御トラヒックの両方を含んでおり、そこで別々にされて個別に処理されるが、交差トラヒックは遅延なしで通過し、そして制御トラヒックは通常、バッファに伝えられて、制御可能に測定される。測定は、各ノードにおける制御24A、24Bおよび24Cによって制御される。上述のように、この制御は、トラヒックモニタ26A、26B、および26Cによって与えられる情報を供給されており、このモニタは、その関連する送信機に入ったトラヒック、その下流隣接ノードの各々の制御によって与えられた情報および、その待ち行列における制御トラヒックの量に関する情報を監視する。次いで各制御はスケジューラ28A、28Bおよび28Cに制御情報を与え、スケジューラは待ち行列から関連する送信機に伝えようとする制御トラヒックの量をスケジュールする。各制御はさらに、その隣接上流ノードの各々の制御に、そのようなノードがその役割にとって必要な情報を伝える。

【0096】この処理は、基本的には、適切にプログラムされたコンピュータによって各ノードにおいて瞬時になされることを理解すべきである。さらに、前述の一步システムの期待性能について数値計算を展開することによって、その期待性能は代わりの可能な制御システムの期待性能に比べて優ることが示されるが、それについては以下で説明する。

1. 静的速度制御政策(利用可能容量は推測的に、呼出し許可制御から既知である)および端末に基づく速度制御政策の両者に比べて、予測制御政策は考えられるすべての場合において、かなり良好に働く。制御トラヒックに対する所定の端末セル損失率に対して、予測制御政策は一層高いネットワーク処理高を達成することができ、実際の改良は交差トラヒックの本質に依存する。調

査された実施例では、ネットワーク処理高の改良は 8 % から 116 % におよび、そして制御トラヒック処理高の改良は 20 % から 120 % におよんだ。

2. 交差トラヒック特性はネットワーク性能に有意の影響を与える。特に、交差トラヒック到着速度における大きい分散および大きい相関に対しては性能は劣化する。しかし、静的速度制御政策に比較すると、予測政策の性能における相対的改良は、相関係数および変数二乗係数の高い値に対してより大きい。映像のような高優先度交差トラヒックは相関を持つことがあり得るので、特に重要である。低損失および高いネットワーク処理高を達成するためには、その到着速度の分散が高い場合、交差トラヒックのロードは制限されねばならない。

3. すべての反応制御メカニズムのように、予測制御政策の有効性は、リンク速度および伝搬遅延が増加するにつれ劣る。性能の実際の劣化は、いかに交差トラヒック負荷がリンク速度の増加と共に増加するかに依存する

(利用定数を保つために)。交差トラヒックが多くの低強度流れの重畳に起因する場合、劣化はずっと少ない。しかし、高いリンク速度での予測制御政策の効率は、各ノードにもっと多くのバッファを設けることによって改善することができる。隣接するノード間に大きい伝搬遅延がある場合には、リンクは区分けされ、かつ擬似ノードによって接続されるべきである。擬似ノードを導入する効果は、2つのノードが実際より接近しているかのよ

うに見せることである。

4. 多重データストリーム（下流ノードにおいて共通仮想パイプを共用する）の場合に、発振が生じ、そして高いセル損失に至る。上流ノードが下流ノードにその制御トラヒックセルのバックログおよび送信しようとする伝送容量について知らせる場合、ネットワーク資源の浪費およびセル損失率を低減することができる。

5. すべてのフィードバック制御政策についての欠点は、共通フィードバック点に近いソースは選好処理を受けることである。近くソースに対するこの行為的なバイアスは、擬似ノードの導入によって遠いソースをより近く見えるようにすることによって、取り除くことができる。

【図面の簡単な説明】

【図 1】高速パケット交換伝送のためのタンデムネットワークのモデルを示す図である。

【図 2】発明による制御プログラムの基本ステップを示す図表である。

【図 3】発明による輻輳制御のための備えを含むネットワークのモデルを示す図である。

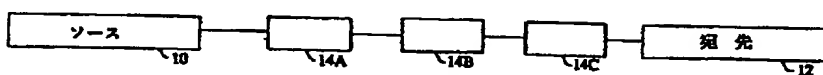
【符号の説明】

10 送信機

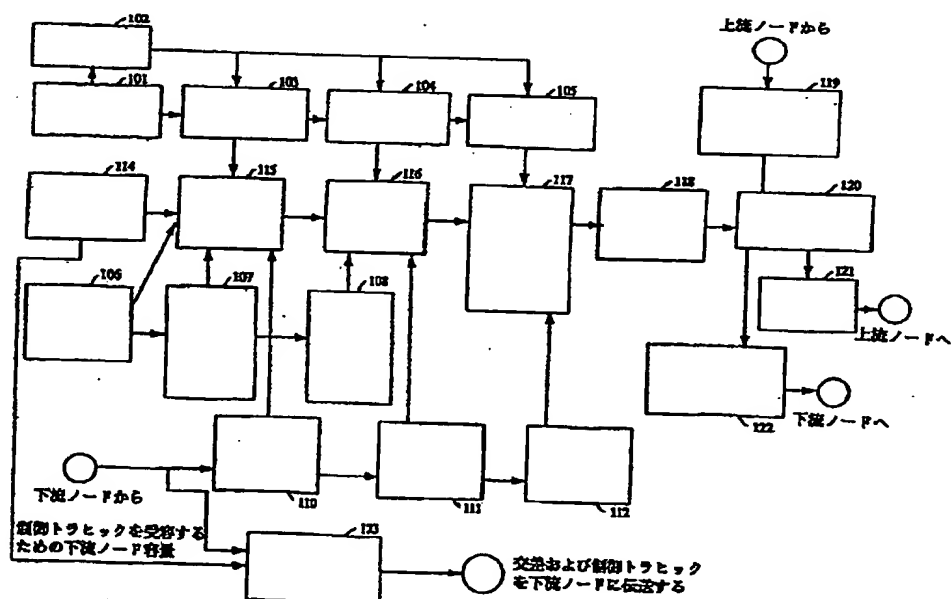
12 受信機

14 A, 14 B, 14 C 中間タンデムノード

【図 1】



【図 2】



【図 3】

